



TITLE:

# 最大カットの近似算法 (組合せ構造とグラフ理論 II)

AUTHOR(S):

小川, 秀直; 西関, 隆夫; 斎藤, 伸自

---

CITATION:

小川, 秀直 ...[et al]. 最大カットの近似算法 (組合せ構造とグラフ理論 II). 数理解析研究所講究録 1978, 333: 189-198

ISSUE DATE:

1978-09

URL:

<http://hdl.handle.net/2433/104174>

RIGHT:

## 最大カットの近似算法

東北大 工学部    小川 秀直  
西関 隆夫  
斎藤 伸自

### 1. まえがき

与えられた無向グラフにおいて、最大個数の枝をもつカットを求める、いわゆる最大カット問題は、NP-完全問題の一つであり、<sup>(1)</sup>現在までのところ効率の良い、即ちグラフの節点数あるいは枝数の多項式オーダーの手間をもつアルゴリズムはみつかっていない。これに対して、多項式オーダーの手間を持つ様な近似算法が2,3提案されている。<sup>(2)(3)</sup>このうち、現在までのところ最も良いと思われる久保他の方法<sup>(3)</sup>は、節点対の交換を繰り返して近似最大カットを求め、最後に極大化操作を施すという算法であり、その計算手間は $O(|E|^2)$ である。

ここでは、最大型組合せ問題の近似解の安定度を表わす指標として、「 $\epsilon$ 極大」なる概念を導入し、 $\epsilon$ 極大カットの特徴付けを与え、次いで、 $\epsilon$ 極大カットが得られる様な、最大カットの近似算法 $\epsilon$ -APMAXCUT を提案し、計算機実験によ

り、その有効性を示す。

## 2. $k$ 極大カットの特徴付け

まず、 $k$  極大を次の様に定義する。

〔定義〕 集合  $A$  の部分集合のうち、ある性質を満足する部分集合すべてからなる族を  $\mathcal{A}$  とする。 $A_1 \in \mathcal{A}$  なる  $A_1$  に対し、 $|A_1 - A_2| \leq k$  かつ  $|A_2| > |A_1|$  なる  $A_2 \in \mathcal{A}$  が存在しないとき、 $A_1$  はその性質に関して  $k$  極大であるという。

グラフの  $k$  極大カットを特徴付ける諸定理と以下に示す。

〔定理1〕<sup>(3)</sup> 与えられたグラフ  $G$  のカット  $K$  が極大であるための必要十分条件は、 $K$  が  $G$  の木を少なくとも1つ含む事、即ち、 $G$  から  $K$  の枝を開放除去して得られるグラフ  $G[K, \emptyset]$  が連結である事である。

〔定理2〕 与えられたグラフ  $G$  のカット  $K$  が極大であるための必要十分条件は、 $K = \bigoplus_{e \in T} S(e, T)$  なる木  $T$  が存在する事である。ここで、 $S(e, T)$  は、木  $T$  と枝  $e \in T$  によって決まる基本カットセットであり、 $\oplus$  は  $\text{mod } 2$  の演算を表わす。

〔定理3〕  $K$  を与えられたグラフ  $G$  の  $(k-1)$  極大カットとする。ただし、 $k \geq 1$ 。

(a)  $K$  が  $k$  極大であるための必要十分条件は、 $k = |S \cap K| < |S - K|$  なる  $G$  のカットセット  $S$  が存在しない事である。

(b) もし、 $k = |S \cap K| < |S - K|$  なる  $G$  のカットセット  $S$  が存在

すれば,  $K \cap S$  は  $G[K, \emptyset]$  のカットセットである。

[定理4]  $K$  を与えられたグラフ  $G$  の  $(k-1)$  極大カットとする。このとき,  $K$  が  $k$  極大であるための必要十分条件は,  $G[K, \emptyset]$  に, 次の増大条件を満足する様な  $k$  本の枝からなるカットセット  $S = \{(u, v) | u \in V_1, v \in \bar{V}_1\}$  が存在しない事である。ただし  $k \geq 1$ 。

(増大条件)  $e_i = (u_i, v_i)$ ,  $u_i \in V_1$  か  $v_i \in \bar{V}_1$  なる  $k+1$  本以上の枝  $e_i \in K$  が存在する事。

次の様な,  $k$  極大カットの簡単な十分条件が, 定理3及び4の系として得られる。

[系]  $K$  をグラフ  $G$  のカットとする。このときグラフ  $G[K, \emptyset]$  の枝連結度が  $k+1$  以上であるとき,  $K$  は  $k$  極大である。

$k$  極大の定義より, 「カット  $K$  が  $|K|$  極大ならば,  $K$  は最大カットである」事は明らかである。上述の定理を用いれば更に次の定理が得られる。

[定理5]  $K$  をグラフ  $G=(V, E)$  のカットとし,  $k$  を

$$k = \min(|K| - |V| + 2, \lceil \frac{1}{2}(|E| - |V|) \rceil)$$

とする。  $K$  が  $k$  極大であるとき,  $K$  は最大カットである。ただし  $\lceil x \rceil$  は  $x$  より小さくない最小の整数を表わす。

### 3. 最大カットの近似算法 $k$ -APMAXCUT

ここでは, 得られる近似最大カットが  $k$  極大である様な近

似算法  $k$ -APMAXCUT を提案する。 $k$ -APMAXCUT は、次に定義するカットの集合  $\mathcal{K}^{(k)}(T)$  を用いた図1の算法である。ここで、 $K(T)$  は、木  $T$  に対応して定まる  $K(T) = \bigoplus_{e \in T} S(e, T)$  なる極大カットとし、木  $T$  に対応して定まるカットの集合  $\mathcal{K}^{(k)}(T)$  は、

$$\mathcal{K}^{(1)}(T) = \{S(e, T) | e \in T\} + \{K(T) \oplus S(e, T) | e \in T\}$$

$$\mathcal{K}^{(k)}(T) = \mathcal{K}^{(k-1)}(T) + \left\{ \bigoplus_{e \in D} S(e, T) \mid D \subset T \text{ かつ } |D| = k \right\} \\ + \left\{ K(T) \oplus \left( \bigoplus_{e \in D} S(e, T) \right) \mid D \subset T \text{ かつ } |D| = k \right\} \quad (k \geq 2)$$

と定義する。

まず、 $k$ -APMAXCUT の計算手間及び使用メモリについては次の事がいえる。

[定理6]  $k$ -APMAXCUT の計算手間は  $O(|V|^k |E|)$  であり、

使用メモリは  $O(|E|)$  である。

(証明)  $k$ -APMAXCUT の①、②及び④のいずれも1回実行するのに要する手間は  $O(|E|)$  である。又、 $|\mathcal{K}^{(k)}(T)| = O(|V|^k)$  であるから③の部分を実行するのに要する手間は  $O(|V|^k |E|)$  で

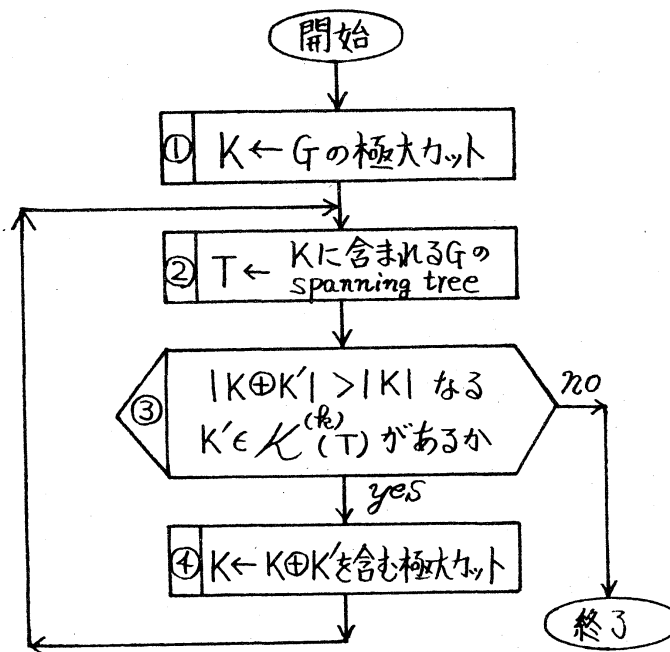


図1.  $k$ -APMAXCUTの流れ図

ある。ループを回る毎に  $|K|$  は真に増大するのでループを回る回数は高々  $|E|$  回である。従って  $k$ -APMAXCUT 全体の時間 complexity は  $O(|V|^k |E|^2)$  である。使用メモリが  $O(|E|)$  である事は明らか。

次に,  $k$ -APMAXCUT で  $k$  極大が得られる事を示す。まず,  $\mathcal{K}^{(k)}(T)$  の部分集合  $\tilde{\mathcal{K}}^{(k)}(T)$  を次の様に定義する。

$$\tilde{\mathcal{K}}^{(1)}(T) = \{S(e, T) \mid e \in T\}$$

$$\tilde{\mathcal{K}}^{(k)}(T) = \tilde{\mathcal{K}}^{(k-1)}(T) + \{\oplus_{e \in D} S(e, T) \mid D \subset T \text{ かつ } |D| = k\} \quad (k \geq 2)$$

[定理7]  $T$  をグラフ  $G$  の木とする。  $K' \in \tilde{\mathcal{K}}^{(k)}(T)$  なるどの  $K'$  についても  $|K(T) \oplus K'| \leq |K(T)|$  であるとき,  $K(T)$  は  $k$  極大である。

(証明) もし  $K(T)$  が  $k$  極大でないとする。定理3により,  $|K(T) \oplus S| > |K(T)|$  かつ  $k \geq |K(T) \cap S| < |S - K(T)|$  なる  $G$  のカットセット  $S$  が存在する。いま  $S = \oplus_{e \in T \cap S} S(e, T)$  であり,  $|T \cap S| \leq |K(T) \cap S| \leq k$  であるから,  $S \in \tilde{\mathcal{K}}^{(k)}(T)$  であり矛盾する。

```

procedure 1-MAXIMAL;
comment graph G=(V,E) is represented by the adjacency lists L(v)
for all v in V where each edge (v,w) on L(v) is marked whether
it belongs to K or not. K is the current cut and |V|=n;
begin logical cond; integer COUNT; stack STACKA,STACKB;
1. START:
2.   for all vertices v in V do mark v "new";
3.   COUNT:=1;
4.   v:= an arbitrary vertex in V;
5.   SEARCH(v);
13.  for all vertices v in V do mark v "new";
14.  COUNT:=1;
15.  v:=1;
16.  make STACKA and STACKB empty;
17.  cond:=false;
18.  BRIDGE(v);
54.  if cond:=true then goto START
end

```

```

procedure SEARCH(v);
begin integer array DFNUMBER(n);
6.   mark v "old";
7.   DFNUMBER(v):=COUNT;
8.   COUNT:=COUNT+1;
9.   for each vertex w on L(v) do
10.    if (v,w) is in K then
11.     if w is marked "new" then
12.      begin
        SEARCH(w);
      end
end

```

```

procedure BRIDGE(v);
begin integer array LOW(n), FATHER(n);
19.  mark v "old";
20.  LOW(v):=COUNT;
21.  COUNT:=COUNT+1;
22.  for each vertex w on L(v) do
23.   if (v,w) is in K then
24.    if w is marked "new" then
25.     begin
        FATHER(w):=v;
        BRIDGE(w);
27.     if cond:=true then goto END
28.     else if LOW(w) > DFNUMBER(v) then
        comment the vertex v is an articulation
        point
29.     if LOW(w) > DFNUMBER(v) then
        comment in this case, the edge
        (v,w) is a bridge;
        begin
30.         SAT(w);
43.         if cond:=true then goto L1
        end
44.     else LOW(v):=MIN(LOW(v), LOW(w));
        end
45.     else if w is not FATHER(v) then
46.      LOW(v):=MIN(LOW(v), DFNUMBER(w));
47.      else put the edge (v,w) on STACKA;
48.      goto END
49.  L1: while STACKB is not empty do
        begin
50.         pop up an edge (x,y) from top of STACKB;
51.         add the edge (x,y) to K;
        end
52.  delete the edge (v,w) from K;
53.  END:
end

```

```

procedure SAT(w);
begin integer L,H,NUMBER;
31.   L:=DFNUMBER(w);
32.   H:=COUNT-1;
33.   NUMBER:=0;
34.   while L≤x≤H do
       begin
35.       pop up an edge (x,y) from STACKA;
36.       if y<L or H<y then
           comment in this case, the edge (x,y) satisfies
           the augmenting condition;
           begin
37.           NUMBER:=NUMBER+1;
38.           put the edge (x,y) on STACKB;
           end
       end
39.   if NUMBER≤1 then
       comment in K, there exists at most one edge which satisfies
       the augmenting condition;
       begin
40.       pop up all edges from STACKB and put them on STACKA;
       end
41.   else comment in this case, the bridge (v,w) satisfies
       the augmenting condition;
42.   cond:=true;
end

```

## 図2. 1-MAXIMALのプログラム

定理7より、1極大カットは $O(|V| \cdot |E|)$ の手間で求まる事が分かるが、次に、1極大カットを $O(|E|)$ の手間で求める算法1-MAXIMALを、定理4にもとづいて示す。1本の枝からなるカットセットは、いわゆるブリッジ枝であるので、depth-first search<sup>(4)</sup>を用いれば手間を減らす事が出来る。同様にして、2極大カットを $O(|E|)$ の手間で求める算法2-MAXIMALが作れる。

### 4. 計算機実験

著者らが開発したグラフ処理プログラムGRAMP<sup>(5)</sup>を用いて、1-MAXIMAL, 2-MAXIMAL, 1-APMAXCUT及び2-APMAXCUT



をプログラムし、種々のランダムグラフ<sup>(6)</sup>に適用し、それらと久保他の算法との比較を行った。まず種々の枝数をもつ節点数15のランダムグラフを各々200個発生し、上述の5種の算法により最大カットが得られる割合、即ち正解率を求めた。その結果を図3に示す。

$k$ -APMAXCUTで得られるカット $K$ は、 $K' \in \mathcal{K}^{(k)}(\Gamma)$ なるどのようなカット $K'$ についても、 $|K| \geq |K \oplus K'|$ なる性質がある。これに対し、 $\mathcal{K}^{(k)}(\Gamma)$ のかわりに、 $T_i \subset K$ なる定数個の木 $T_i (i=1, 2, \dots, t)$ によって定まる $\bigcup_{i=1}^t \mathcal{K}^{(k)}(T_i)$ を考え、 $K' \in \bigcup_{i=1}^t \mathcal{K}^{(k)}(T_i)$ なるどのようなカット $K'$ についても、 $|K| \geq |K \oplus K'|$ なる性質があるカット $K$ を得る様に、 $k$ -APMAXCUTを修正する事が出来る。この修正

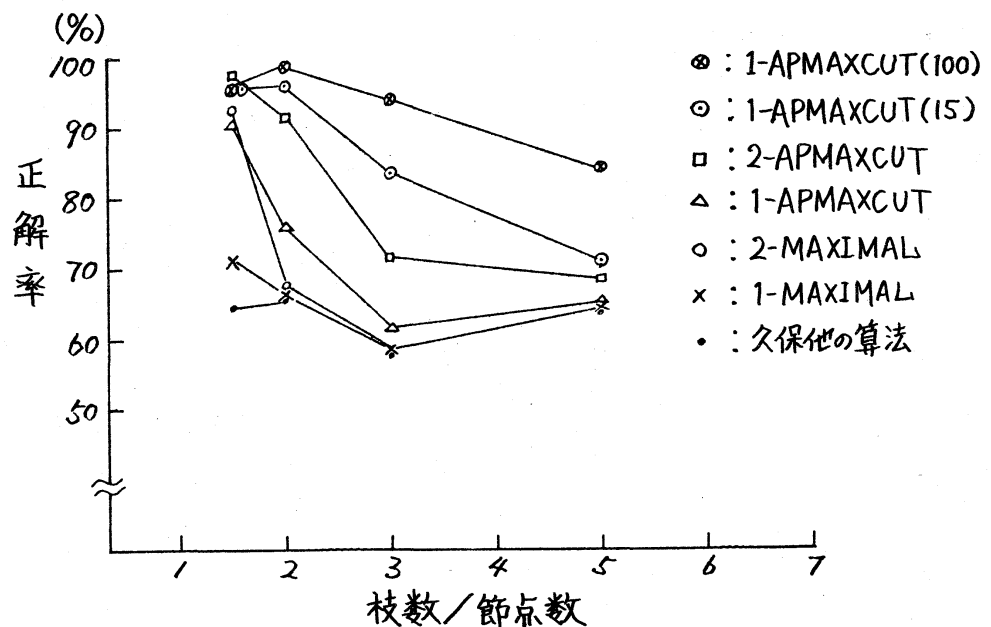


図3. 各算法の正解率(最大カットの得られる割合.  $|V|=15$ , 各枝数につきランダムグラフ200個)

された算法を  $\ell$ -APMAXCUT( $t$ ) とかこう。  $t$  が定数である限り、  $\ell$ -APMAXCUT( $t$ ) の計算手間のオーダーは  $\ell$ -APMAXCUT と同じである。図 3 に  $\ell$ -APMAXCUT( $t$ ) の正解率を示す。なお、木  $T_1, T_2, \dots, T_t$  はランダムに選んでいる。同図で、2-APMAXCUT よりも、1-APMAXCUT( $t$ ) の方が良い正解率を得ている点は興味深い。

## 5. むすび

グラフの最大カットを求める新しい近似算法  $\ell$ -APMAXCUT を提案し、その算法で得られるカットは  $\ell$  極大であり、その計算手間は  $O(|V|^\ell |E|)$  以下である事を示した。特に 1 極大カットは 1-MAXIMAL により  $O(|E|)$  の手間で求まる事を示した。

前節に示した様に、  $K \in \bigcup_{i=1}^t \mathcal{K}^{(\ell)}(T_i)$  なるどの  $K'$  についても  $|K| \geq |K \oplus K'|$  なるカット  $K$  を求める様に  $\ell$ -APMAXCUT を修正した  $\ell$ -APMAXCUT( $t$ ) は、従来にはない新しい考え方にもとづいており、しかも大きい  $\ell$  の  $\ell$ -APMAXCUT より、小さい  $\ell$  の  $\ell$ -APMAXCUT( $t$ ) の方が良い特性をもつという興味深い傾向がある事を示した。しかし、良い特性を得るには、木  $T_1, T_2, \dots, T_t$  をどの様に選べば良いかは未解決であり、今後の研究に残されている。

謝辞 日頃御討論いただく山口大学高浪五男教授、東北大学浅野孝夫博士、並びに「 $\ell$  極大」を御示唆いただいた東京

工業大学畠澤信明博士に深謝いたします。なお、本研究の一部は文部省科学研究補助金：総合研究 A135017（昭和51年度）「ネットワーク構造を持つシステムに関する基礎研究」の援助のもとに行なわれたものである。

## 文 献

- (1) M.R. Garey, D.S. Johnson and L. Stockmeyer: "Some simplified NP-complete problems," Proc. 6th Annual ACM Symp. on Theory of Computing, P.47 (1974).
- (2) 高浪五男: "枝の開放除去によるグラフのバイパーティット化," 信学論(A), 57-A.2, P.152 (昭49-02).
- (3) 久保, 築山, 白川, 有吉: "極大カット算出の一手法," 信学論(A), J60-A, 4, P.383 (昭52-04).
- (4) A.V. Aho, J.E. Hopcroft and J.D. Ullman; "The design and analysis of computer algorithms," Addison Wesley, Reading, Mass. (1974).
- (5) 滝内, 高見沢, 西関, 斎藤: "グラフ処理言語-GRAMP-, 信学会回路とシステム研資, CST76-117 (昭51-12).
- (6) 高見沢, 滝内, 西関, 斎藤: "ランダムグラフの統計解析," 信学会回路とシステム研資, CST76-122 (昭51-12).